

11)Publication number : 2000-059850  
43)Date of publication of application : 25.02.2000

H04Q 7/36  
H04Q 7/38

(71)Applicant : LUCENT TECHNOL INC  
(72)Inventor : KUMAR SARATH  
NANDA SANJIV  
VITEBSKY STANLEY

Priority number : 09/121149    Priority date : 23.07.1998    Priority country : US

```

graph TD
    702[702 指定アドレスに書き込まれたデータが  
検出される] --> 703[703 リトライ時刻リスト中の終了した  
エンTRIESの個数やノックアウトを  
ずらす]
    703 --> 704{704 書き込まれた  
データは  
書き込み可能か}
    704 -- 否 --> 705[705 所定の時間後にリトライおよび  
ノードが書き込まれる]
    705 --> 706[706 リトライ時刻増しにリストア]
    706 --> 707[707 フロップアウトをリセット]
    704 -- 是 --> 708[708 書き込まれた指定アドレスを  
所定の時間間隔で]
    708 --> 709[709 バーストモードで書き込みを再開]
    709 --> 710[710 ブロックエラーを修正]
    710 --> 712[712 当該ノードの書き込みを  
インクリメント]
  
```

Flowchart illustrating the second embodiment of the data management method:

- 702: 指定アドレスに書き込まれたデータが検出される (Data written to the designated address is detected).
- 703: リトライ時刻リスト中の終了したエンTRIESの個数やノックアウトをずらす (Adjust the number of completed entries in the retry time list or knock out).
- 704: 書き込まれたデータは書き込み可能か (Is the written data writable?).
  - If No (否): 705 所定の時間後にリトライおよびノードが書き込まれる (Retry and node are written after a predetermined time).
  - If Yes (是): 708 書き込まれた指定アドレスを所定の時間間隔で (Write the designated address at a predetermined time interval).
- 705: リトライ時刻増しにリストア (Restore to increase retry time).
- 706: フロップアウトをリセット (Reset flop out).
- 707: フロップアウトをリセット (Reset flop out).
- 708: 書き込まれた指定アドレスを所定の時間間隔で (Write the designated address at a predetermined time interval).
- 709: バーストモードで書き込みを再開 (Restart writing in burst mode).
- 710: ブロックエラーを修正 (Correct block error).
- 712: 当該ノードの書き込みをインクリメント (Increment the writing of the node).

[Date of request for examination]	26.12.2000
[Date of sending the examiner's decision of rejection]	
[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]	
[Date of final disposal for application]	
[Patent number]	
[Date of registration]	
[Number of appeal against examiner's decision of rejection]	
[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]	
[Date of extinction of right]	

01/03/07 14:23

**THIS PAGE BLANK (USPTO)**

(19)日本国特許庁 (J P)

(12) 公 開 特 許 公 報 (A)

(11)特許出願公開番号  
特開2000-59850  
(P2000-59850A)

(43)公開日 平成12年2月25日(2000.2.25)

(51)Int.Cl.<sup>7</sup>

H 0 4 Q 7/36  
7/38

識別記号

F I

H 0 4 B 7/26

テマコード<sup>\*</sup>(参考)

1 0 5 D  
1 0 9 N

審査請求 未請求 請求項の数39 O L (全 22 頁)

(21)出願番号 特願平11-205183

(22)出願日 平成11年7月19日(1999.7.19)

(31)優先権主張番号 09/121149

(32)優先日 平成10年7月23日(1998.7.23)

(33)優先権主張国 米国 (U S)

(71)出願人 596077259

ルーセント テクノロジーズ インコーポ  
レイテッド

Lucent Technologies  
Inc.

アメリカ合衆国 07974 ニュージャージ  
ー、マレーヒル、マウンテン アベニュー  
600-700

(74)代理人 100081053

弁理士 三俣 弘文

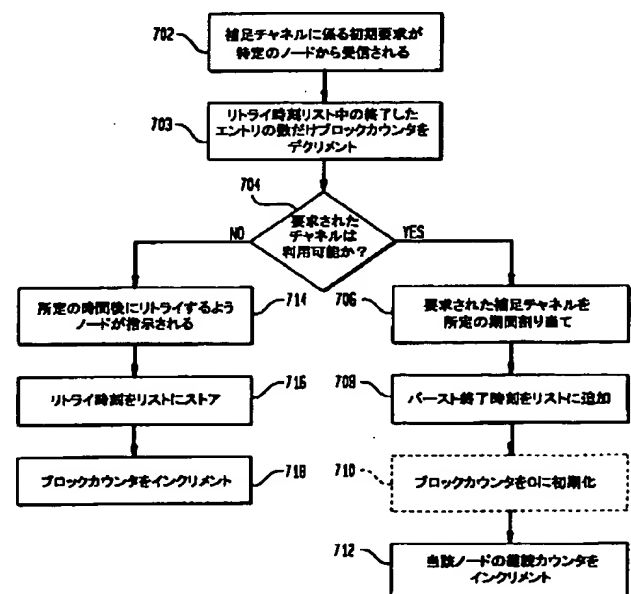
最終頁に続く

(54)【発明の名称】 帯域割り当て方法及び帯域割り当て装置

(57)【要約】

【課題】 移動体との間のデータバーストの送受信をサポートするセルラ通信システムにおいて付加的な帯域を公平かつ効率的に割り当てる方式並びにその装置を提供する。

【解決手段】 付加帯域の割り当てに係る初期要求及び継続中のバーストへの付加帯域の再割り当てに係る継続要求を受信し、当該初期要求及び当該継続要求を受け入れるか拒否するかを決定する段階；ここで、これらの要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を送出するための指示が与えられる；及び、以前の要求が拒否された後に付加帯域の割り当てに係るリトライ要求を受信し、当該リトライ要求を受け入れるか拒否するかを決定する段階；ここで、リトライ要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を送出するための指示が与えられる；を有している。



#### 【特許請求の範囲】

【請求項 1】 セルラ通信システムにおいて付加帯域を割り当てる方法において、当該方法が、（a）ユーザから付加帯域割り当てに係る初期要求を受信し当該初期要求を保証するか拒否するかを決定する段階；このことによって、初期要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を提出するように指示が与えられる；及び、（b）以前の要求が拒否された後に付加帯域割り当てに係るリトライ要求を受信し当該リトライ要求を保証するか拒否するかを決定する段階；このことによって、リトライ要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を提出するように指示が与えられる；を有することを特徴とする帯域割り当て方法。

【請求項 2】 前記方法が、さらに、継続中のパーストに係る付加帯域再割り当てに関する継続要求を受信し当該継続要求を保証するか拒否するかを決定する段階；このことによって、リトライ要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を提出するように指示が与えられる；を有することを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 3】 前記継続要求が、対応する継続中のパーストに係る継続数が閾値を越えている場合に拒否されることを特徴とする請求項 2 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 4】 前記継続要求に係るバックオフ時間が、最近拒否された要求の数の関数であることを特徴とする請求項 2 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 5】 拒否された継続要求に係る前記バックオフ時間  $T_{RETRY}$  が、

$$T_{RETRY} = Random [ 2^{(N-1)} T_{RETRY\_SMALL}, 2^{(N-1)} T_{RETRY\_LARGE} ] ;$$

によって与えられること；ここで、 $Random$  は、二つの引数の間の値をランダムに選択する関数； $T_{RETRY\_SMALL}$  はパラメータ値； $T_{RETRY\_LARGE}$  はより大きいパラメータ値； $N = Round\_up$ （ブロックカウンタ／バックオフ閾値）； $Round\_up$  は引数より大きい最小の整数を与える関数；ブロックカウンタは最近の拒否された要求の個数；及び、バックオフ閾値はパラメータ値である；を特徴とする請求項 4 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 6】 前記継続要求保証には、リトライ要求保証よりも高い優先度が与えられることを特徴とする請求項 2 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 7】 前記付加帯域が最近拒否された要求の個数の関数として再割り当てに関して調節されることを特徴とする請求項 2 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 8】 前記セルラ通信システムが CDMA システムであることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 9】 前記付加帯域が、一度に単一のセルサイトのみからの各ユーザに対して割り当てられることを特

徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 10】 前記付加帯域が、フォワードリンク通信及びリバースリンク通信のうちの一つに関して用いられることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 11】 初期要求が非同期で処理されかつ充分なリソースが利用可能である限り充足されることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 12】 前記リトライ要求が非同期で処理されることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 13】 保証された各々の要求が、最大パースト持続時間を超過しない持続時間を有するパーストに係るものであることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 14】 前記リトライ要求が、所定の時刻に同期処理されることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 15】 初期要求にตอบสนองして保証されたパーストが、前記所定の時刻に終了することを特徴とする請求項 14 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 16】 前記バックオフ期間が前記所定の時刻と一致することを特徴とする請求項 14 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 17】 前記リトライ要求が前記所定の時刻に処理されることを特徴とする請求項 14 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 18】 前記バックオフ時間が、最近拒否された要求の個数の関数であることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 19】 前記バックオフ時間が、2 のべき乗という形態を有するバックオフ関数に基づいていることを特徴とする請求項 18 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 20】 拒否された初期及びリトライ要求に係るバックオフ時間  $T_{RETRY}$  が、

$$T_{RETRY} = Random [ T_{END}, T_{END} + 2^{(N-1)} T_{RETRY\_SMALL} ]$$

によって与えられること；ここで、 $Random$  は二つの引数の間の値をランダムに選択する関数； $T_{END}$  は継続中のパーストが終了する予定である将来の時刻； $T_{RETRY\_SMALL}$  はパラメータ値； $N = Round\_up$

（ブロックカウンタ／バックオフ閾値）； $Round\_up$  は引数より大きい最小の整数を与える関数；ブロックカウンタは最近の拒否された要求の個数；及び、バックオフ閾値はパラメータ値である；を特徴とする請求項 18 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 21】 前記リトライ要求が、前記初期要求と同一に取り扱われることを特徴とする請求項 1 記載の帯域割り当て方法。

【請求項 22】 前記方法が、さらに、継続中のパーストに係る付加帯域の再割り当てに関する継続要求を受信

して当該継続要求を保証するか拒否するかを決定する段階；このことによって、当該継続要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を提出するように指示が与えられる；を有しており、その際、前記対応する継続中のバーストに係る継続数が閾値を超過している場合には前記継続要求は拒否されること；継続要求保証にはリトライ要求保証よりも高い優先度が与えられること；前記初期要求が非同期で処理されて十分なリソースが利用可能である限り充足されること；前記リトライ要求及び前記継続要求は所定の時刻に非同期で処理されること；初期要求に回答して保証されたバーストは前記所定の時刻に終了すること；前記バックオフ期間は前記所定の時刻に一致すること；及び、前記リトライ要求及び前記継続要求は前記所定の時間に処理されること；を特徴とする請求項１記載の帯域割り当て方法。

【請求項２３】 前記補足帯域が、単一あるいは複数の補足チャネルであることを特徴とする請求項１記載の帯域割り当て方法。

【請求項２４】 前記補足帯域が、可変帯域を有するチャネルであることを特徴とする請求項１記載の帯域割り当て方法。

【請求項２５】 前記バックオフ時間及びバースト持続時間が、前記要求側ユーザに係るサービスパラメータ品質の関数であることを特徴とする請求項１記載の帯域割り当て方法。

【請求項２６】 セルラ通信システムにおける、ユーザからの付加帯域割り当てに係る初期要求及び以前の要求が拒否された後の付加帯域割り当てに係るリトライ要求を処理することによって付加帯域を割り当てる装置において、初期要求が拒否された場合に、バックオフ時間の経過後にリトライ要求を提出するよう指示が与えられること；及びリトライ要求が拒否された場合に、バックオフ時間の経過後にリトライ要求を提出するよう指示が与えられること；を特徴とする帯域割り当て装置。

【請求項２７】 前記装置が、前記セルラ通信システムのセルサイトであることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項２８】 前記装置が、前記セルラ通信システムの移動体であることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項２９】 前記セルラ通信システムが、継続中のバーストに係る付加帯域の再割り当てに関する継続要求を処理することによって付加帯域を割り当て、その際、継続要求が拒否された場合には、バックオフ時間の経過後にリトライ要求を提出するよう指示が与えられることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３０】 前記対応する継続中のバーストに係る継続数が閾値を越える場合には継続要求が拒否されることを特徴とする請求項２９記載の帯域割り当て装置。

【請求項３１】 前記セルラ通信システムがＣＤＭＡシ

ステムであることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３２】 前記初期要求が非同期で処理されかつ十分なリソースが利用可能である限り充足されることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３３】 前記リトライ要求が非同期で処理されることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３４】 保証された各々の要求に係るバーストの継続時間が最大バースト継続時間を超過しないことを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３５】 前記リトライ要求が所定の時刻に同期処理されることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３６】 前記初期要求に回答して保証されたバーストが前記所定の時刻に終了し；前記バックオフ期間が前記所定の時刻と一致し；及び、前記リトライ要求が前記所定の時刻に処理されること；を特徴とする請求項３５記載の帯域割り当て装置。

【請求項３７】 前記バックオフ時間が、最近拒否された要求の個数の関数であることを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３８】 前記セルラ通信システムが、継続中のバーストに係る付加帯域の再割り当てに関する継続要求を処理することによって付加帯域を割り当てること；その際、継続要求が拒否された場合には、バックオフ時間の経過後にリトライ要求を提出するよう指示が与えられる；前記対応する継続中のバーストに係る継続数が閾値を超過している場合には継続要求が拒否されること；継続要求の保証にはリトライ要求の保証よりも高い優先度が与えられること；前記初期要求は非同期で処理されかつ十分なリソースが利用可能である限り充足されること；前記リトライ要求及び前記継続要求が所定の時刻において非同期で処理されること；初期要求に回答して保証されたバーストが前記所定の時刻で終了すること；前記バックオフ期間が前記所定の時刻に一致すること；及び、前記リトライ要求及び継続要求が前記所定の時刻に処理されること；を特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【請求項３９】 前記付加帯域が単一あるいは複数の補足チャネルでありかつ当該チャネルが可変帯域を有することを特徴とする請求項２６記載の帯域割り当て装置。

【発明の詳細な説明】

【０００１】

【発明の属する技術分野】本発明は通信に関し、特に、セルラシステムにおけるバンド幅リソースの割り当てに関する。

【０００２】

【従来の技術】従来のセルラ電話システムは、しばしば

移動体と呼称されるセルラ電話（ただし、それらの移動体の位置が実際には固定されている場合がありうる）との間の音声ベースの通信信号の送受信をサポートするように地形的に分散配置された複数のセルサイトすなわち基地局を有している。各セルサイトは、セルと呼称される特定の領域に亘る音声通信を取り扱い、セルラ電話システムの全体としてのカバー範囲は、セルサイトの全てに係るセルの集合として定義される。ここで、隣接するセルサイトのカバー範囲は、システム全体のカバー範囲の外部境界内での（可能ならば）連続した通信を保証する目的で、ある程度オーバーラップしている。単一のセルサイトが、複数のセクタに亘る領域をカバーしている場合がある。このような場合には、セル及びセクタは互いに交換可能な用語として用いられる。

【0003】アクティブ状態にある（アクティブな）場合には、移動体は、（少なくとも）一つのセルサイトとの間で、フォワードリンク信号を受信してリバースリンク信号を送信する。アクティブ状態にある各々の移動体には、フォワードリンク信号を受信するフォワードリンクチャンネル及びリバースリンク信号を送信するリバースリンクチャンネルが割り当てられている。セルラ電話システムにおいては、TDMA（時分割多重アクセス）、FDMA（周波数分割多重アクセス）、及びCDMA（符号分割多重アクセス）を含む、種々の相異なったチャンネル定義方式が存在する。CDMA通信においては、相異なったチャンネルは、同時伝送目的で単一あるいは複数の相異なったキャリア周波数によって後に変調される相異なった音声ベースストリームを符号化するために用いられる、相異なった拡散シーケンスによって識別される。レシーバは、受信した信号から、それを復号化するための適切な拡散シーケンスを用いて、特定のベースバンドストリームを回復する。

【0004】セルラ電話システムにおいて移動体との間で送受信される信号間の干渉を回避する目的で、特定のセル内の全てのアクティブな移動体には、相異なったCDMA拡散シーケンスが割り当てられている。セルラ電話システムは、移動体が相異なった（ほとんどランダムな）時刻においてアクティブになったりアクティブではなくなったりする動的なシステムであり、移動体があるセルから別のセルへと移動することが可能であるため、種々の移動体へのチャンネルの割り当ては、セルラシステムによってリアルタイムで行なわれる。隣接するセルに位置する移動体間の干渉を回避するように移動体に対して帯域リソースを割り当ててことを目的として、隣接するセルのリソース割り当て動作が協調されなければならない場合があり得る。

【0005】従来技術に係るセルラ電話システムにおいては、各移動体は、音声ベースの通信信号のみを送受信する。このような場合には、各アクティブな移動体は、単一のフォワードリンクチャンネル及び単一のリバースリ

ンクチャンネルの割り当てしか要求しない。この場合、システム内の各チャンネルは、同一の固定された帯域幅を有している。例えば、CDMAベースの通信標準であるIS-95ファミリーにおいては、システム内の各チャンネルは、いずれのレートがインプリメントされているかに依存して、9.6 kbpsあるいは14.4 kbpsのいずれかである。

#### 【0006】

【発明が解決しようとする課題】しかしながら、CDMA 2000及びWCDMA標準、あるいは現在開発されつつあるTDMAパケットデータ標準などの、IS-95B標準すなわち広帯域CDMA標準に従うような将来のセルラ通信システムにおいては、単なる音声ベース信号以外の信号の送受信を行なう移動体がサポートされる予定である。例えば、移動体データ端末が、データストリームの送信及び／あるいは受信を行なうように設計され得る。このような移動体は、単一のCDMAチャンネルにおいて利用可能なものよりもより広い帯域を必要とする可能性がある。さらに、通常、比較的一様なビットレートを有する連続ストリームである音声ベースストリームとは異なって、データストリームは、通常、断続して送信されるデータパケットよりなるバースト的なストリームである。この場合には、（音声だけの場合とは全く異なって）データの送信及び／あるいは受信を行なう移動体に関する帯域要求は、時間と共に変化する。アクティブな時間期間、移動体に対して個々のチャンネルを割り当てるという従来技術に係る方法は、通常、移動体との間でのデータバーストの送受信をサポートするセルラ通信システムの要求を満足しない。

#### 【0007】

【課題を解決するための手段】本発明は、移動体との間のデータバーストの送受信をサポートするセルラ通信システムにおいて付加的な帯域を割り当てる方式を指向するものである。このような方式は、バースト許可制御方式と呼称される。なぜなら、セルサイトとの間でのデータ伝送を現時点においてサポートされている移動体との間のバースト許可を制御するからである。システムに依存して、付加帯域は、例えば単一あるいは複数の補足チャンネルあるいは可変帯域を有する単一のチャンネル等の相異なった形態をとりうる。一般に、本明細書においては、そのコンテキストから明らかでない限り、単一あるいは複数の補足チャンネルが指し示される場合には、複数の補足チャンネルを割り当てることが可能なシステム及び／あるいは単一のチャンネルに可変帯域を割り当てるシステムの双方を指し示していると理解されたい。

【0008】例えば、IS-95B標準は、高データレートサービスを実現する無線インターフェースメッセージングストラクチャを提供する。同様の手続き及びメッセージは、TDMA及び広帯域CDMAに係るデータ標準に書き加えられつつある。効率的なバースト許可制御

方式及び手続きが、これらのメッセージを用いるサービスを操作するため、及び、スペクトル及びネットワークリソースの利用を最適化する目的で必要とされている。本発明に係るパースト許可制御方式は、以下のコンポーネントを考慮する：(i) 移動体とセルサイトによる測定に基づいて利用可能な無線リソースを推定するための手続き、及び(ii) 公平性及び効率を考慮して複数のデータユーザに利用可能なリソースを割り当てる手続き。

【0009】本発明の一実施例においては、本発明は、セルラ通信システムにおいて付加帯域を割り当てる方法であり、(a) ユーザへの付加帯域の割り当てに係る初期要求を受信し、当該初期要求を受け入れるか拒否するかを決定する段階；ここで、初期要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を送出するための指示が与えられる；(b) 継続中のパーストへの付加帯域の再割り当てに係る継続要求を受信し、当該継続要求を受け入れるか拒否するかを決定する段階；ここで、継続要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を送出するための指示が与えられる；及び、(c) 以前の要求が拒否された後に付加帯域の割り当てに係るリトライ要求を受信し、当該リトライ要求を受け入れるか拒否するかを決定する段階；ここで、リトライ要求が拒否された場合には、バックオフ時間の後にリトライ要求を送出するための指示が与えられる；を有している。

#### 【0010】

【発明の実施の形態】IS-95B標準は、高データレートパケットサービスを利用する移動体が、9.6 kbpsあるいは14.4 kbpsのデータレートにおいて単一の基礎符号チャネルによってセルサイト宛の接続を維持する、ということを規定している。より広い帯域が、この移動体に関して、単一あるいは複数の補足符号チャネルを要求に基づいて割り当てられる。補足チャネルの各々は、9.6 kbpsあるいは14.4 kbpsのデータレートをサポートする。パーストと制御機能は、複数の接続からのパースト要求を対照し、利用可能な帯域をパースト許可制御方式を用いて相異なったノードに割り当てる。“パースト制御機能”という用語は、パースト許可制御方式を実行する処理要素を集合的に指し示している。インプリメンテーションに依存して、パースト制御機能はセルラシステムの中心位置にインプリメントされるか、あるいはその一部がセルラシステム全体に亘って（例えばセルサイトなどの）種々の位置にインプリメントされるような分散機能である。

【0011】本明細書においては、“ノード”及び“ユーザ”という用語は、相互に交換可能であるように用いられており、リバースリンク通信に係る移動体データユーザ及びフォワードリンク通信に係る移動体データユーザプロキシを指し示している。詳細に述べれば、補足チ

ヤネルはリバースリンクあるいはフォワードリンクのいずれかに関して要求されるため、二つの場合、すなわちフォワードリンク通信及びリバースリンク通信のそれぞれに関するパースト制御機能が独立にインプリメントされる。“ノード”及び“ユーザ”という用語は、リバースリンクパースト制御機能に係る移動体データユーザ及びフォワードリンクパースト制御機能に係る移動体データユーザプロキシを指し示す。

【0012】図1は、本発明の一実施例に従うセルラ通信システムの一部を示すブロック図である。データインターワーキング機能(IWF)102は、セルラネットワークと、インターネット等のパケットデータネットワークとの間のインターフェースを実現している。セルラシステムインフラストラクチャは、一組の相互接続された移動体交換センター(MSC)104を有しており、その各々が複数のセルサイト106をサポートしている。データサービス可能移動体108は、単一あるいは複数のセルサイトを介してMSCとの間のセルラ接続を設定することによって、パケットデータネットワークと通信する。RFインターフェース及びMSCへの有線インフラストラクチャを介したセルラ接続設定のための手続きは、例えばIS-95(CDMA)、IS-136(TDMA)、及びGSM等の標準に規定されている。加えて、データサービスに関しては、リンクレイヤ接続が各アクティブデータ移動体とIWFとの間で設定される。リンクレイヤ接続は、セルラインフラストラクチャを介したセルラ接続を利用する。

【0013】図2は、図1のセルラシステムにおいて用いられる、本発明の一実施例に従うパースト制御機能を示すブロック図である。パースト制御機能(BCF)は、二つの主要な論理的実体、すなわちパースト許可制御(BAC)機能及びパースト要求マネージャ(BRM)機能を有している。BAC機能は、割り当て及び与えられたセルにおけるリソース利用に関する責任を有している。パースト要求マネージャ(BRM)は、相異なったセルサイトに割り当てられるリソースの協調に関する責任を有している。この協調は、補足チャネルに係るソフトハンドオフをサポートするCDMAシステムにおいて重要であり、以下に詳細に議論される。

【0014】BCFは、集中あるいは分散アーキテクチャでインプリメントされる。集中インプリメンテーションの場合には、BCFは中央、例えば交換機(MSC)に配置される。この場合には、各々のセルからの負荷及びリソース情報は、周期的あるいは要求ベースでBCF宛に送出される。集中アーキテクチャは、リソースのグローバルな最適化を容易にする。分散アーキテクチャにおいては、BACはセルサイトに配置される。各BACは、局所的割り当てを行ない、これらの割り当てをBRM宛に通信する。BRMは、最終的な割り当ての協調を行なう。分散アーキテクチャは、簡潔なインプリメ

ンテーションを可能にし、MSCとセルサイトとの間のデータ交換を最小化する。

【0015】特定の移動体に対応するIWF上のリンクレイヤエンドポイントは、移動体データユーザプロキシ202と呼称される。移動体において移動体からネットワーク方向へのデータバックログあるいはIWF上の移動体データユーザにおいてネットワークから移動体方向へのバックログが生成される場合、このことは、セルラインフラストラクチャに対する付加帯域要求のトリガーとして機能する。この要求は、セルラインフラストラクチャにおけるパースト制御機能によって取り扱われる。

【0016】本発明に従って、パースト制御機能が、分散方式あるいは集中方式でインプリメントされる。ユーザ固有のパースト要求マネージャ(BRM)204が、各々のアクティブ状態にあるデータユーザに関して割り当てられる。BRMは、MSC(あるいはそのコンポーネントである基地局コントローラ、選択分配ユニットなどの一つ)あるいはそれを介した移動体セルラ通信が現時点でアクティブであるようなセルサイトを介してインプリメントされる。

【0017】ソフトハンドオフをサポートするシステムに関しては、移動体のセルラ接続は、その移動体とMSCとの間の複数の多様な経路より構成される。ソフトハンドオフとは、ある移動体との通信のサポートをあるセルから別のセルへと移動することを指し示している。この際、少なくとももある時間期間の間は、当該移動体は二つあるいはそれ以上の相異なったセルサイトと同時通信する。通常、これらの多様な経路は、RFインターフェースを横断して、複数のセルサイト、あるいは同一のセルサイトの複数のセクタへ達する。このような移動体あるいはIWFにおけるそのプロキシがあるセルラ回線上に付加的な帯域リソースを要求すると、BRMが当該要求を、当該移動体がリソース割り当てを要求するであろうセルサイトの全てに対して転送する。付加帯域リソースが割り当てられるべきセルサイトの組は、基本チャンネルを通じて当該移動体がソフトハンドオフを行なうセルサイトのサブセットである。BRMは、これら付加帯域要求を、隠せるサイトに係るパースト許可コントローラ(BAC)206宛に転送する。本発明に係る一実施例においては、リクエストが充足されるためには、要求されたセルサイト全てにおいてリソースが割り当てられなければならない。

【0018】各セルサイトにおけるBACは、相異なったユーザに対応するBRMからの要求を受信する。BACは、セルサイトにおける現時点でのリソースの利用状況を測定することが可能である。この場合、リソースには、チャンネルハードウェア、利用可能な送信電力余裕、あるいは利用可能な受信電力あるいは干渉余裕などが含まれる。移動体は、パイロット及びチャンネル品質測定の結果をシステム宛に報告することを要求される場合があ

る。加えて、隣接するセルサイトにおける測定及びリソースの利用状況が、各々のセルサイトにおけるBACの間で共有される場合がある。これらの測定、報告、及び電力及び干渉上の制約を利用して、BACは要求側BRMへ割り当てることが可能なリソースを決定する。

【0019】BRMが、正確に一つのセルあるいはセクタ内に位置する移動体に対してリソースを割り当てることが可能であるか否かを決定する目的で、当該移動体によって報告されたパイロット強度測定を利用するような、別のリソース割り当て手続きも可能である。これは、シンプレックスパーストモードと呼称される。シンプレックスパーストモードにおいては、補足チャンネルは、単一のセルサイトにのみ位置するユーザに対して割り当てられ、BRMが、当該移動体に対してリソースを割り当てる単一のBACを決定し、当該移動体のパースト要求を当該BAC宛に転送する。シンプレックスモードにある移動体は、ソフトハンドオフ状態であることは可能であるが、そのソフトハンドオフは基本チャンネルのみに適用されていて細くチャンネルに関しては適用されていない。なぜなら、補足チャンネルは、シンプレックスパーストモードにおいては、一度に単一のセルサイトによってのみ割り当てられるからである。

【0020】パースト制御機能は、リソース割り当ての公平さ及び効率をも実現する。リソースの効率的かつ公平な利用を保証する目的で各移動体のBRM及び各セルサイトのBACにおいて用いられる手続きは、後に記述される。リソース割り当て制約及び公平さ及び効率の基準を用いることによって、各BACは割り当てをBRM宛に報告する。各BRMは、それら宛に要求を送出したBACから受信した応答を照合する。移動体には、それら宛に要求を送出したBACの全てによって割り当てられた帯域リソースのうちの最小のものが割り当てられる。この照合段階は、シンプレックスパーストモードを導入することにより、大幅に簡略化あるいは除去される。

【0021】割り当てにおける付加的な効率向上は、BRMがシンプレックスパーストモードBACと共存するような特別な場合に可能になる。このことは、以下に、シンプレックスパーストモードへの局所再割り当てとして言及される。最後に、例えば現時点でのTDMA標準IS-136及びGSM等のソフトハンドオフをサポートしないシステムにおいては、移動体は単一の通信脚を有し(すなわち、単一のセルサイトとのみ通信を行ない)、パースト割り当てはシンプレックスパーストモードでなされる。本発明に係るシンプレックスパーストモードの手続きは、これらのシステムにおけるパーストモードに対しても適用可能である。

【0022】IS-95B標準に従うと、ノードは、より高い転送レートを実現する目的で、最大七つの補足チャンネルの一時的な割り当てを要求することが可能であ



る。この種の補足チャネルバーストの持続期間は、バースト制御機能によって決定される。あらゆる時刻においてバーストに関して割り当てられる補足チャネルの最大個数及び持続時間は、無線リソースの利用可能性、送信電力、移動体とセルサイトとの間のRF経路損失の組、及び競合するデータユーザの数に依存する。バーストの終了時に、ノードがバックログされたデータを依然として有している場合には、バースト継続（すなわち補足チャネルの再割り当て）要求を行なうことが可能である。複数のノー土管でのリソースの公平な共有を容易にし、電力及び干渉の過負荷を防止し、パケット遅延及びブロッキングを低減する目的で、バースト継続を制限することが望ましい場合がある。利用可能なRFリソース及び個々のニーズは、この環境において動的に変化する。本発明は、このような動的に変化しつつある状況におけるリソース割り当てを取り扱う。相異なった優先度を有し、相異なったサービス品質要求（QOS）を有するデータユーザが、BACにおいて相異なって処理される。これらユーザには、初期割り当て及び継続に関する優先度が、より高い帯域割り当てと共に与えられる。

【0023】特に、本発明は以下の問題を取り扱う：

1. バースト許可制御及びバーストに係るリソース割り当てを容易にするためにセルサイト間で必要とされる協調；
2. 利用可能なリソースが存在しない場合のバーストリトライに係るバックオフ手続き；及び、
3. 公平かつ効率的なリソース割り当てを容易にする目的での、相異なったノードからのバーストリトライ要求間の同期。

本発明は、相異なった複雑さレベルを有する方式を指向している。より簡潔なアルゴリズム及びより簡潔なインプリメンテーションは、効率性と簡潔性とのトレードオフの関係にある。補足チャネルが単一のハンドオフ脚（すなわち、シンプレックスバーストモード）のみでサポートされているような場合に対する本発明の変形例も議論される。

【0024】本発明は、バースト許可（すなわち、補足チャネルの割り当て）に係る二つのアプローチを指向している。これら二つのアプローチは、（1）非同期再割り当て、及び（2）同期再割り当て、と呼称される。

【0025】“初期割り当て”という用語は、アクティブノード（すなわち、移動体データユーザあるいは、既に単一の基本符号チャネルが割り当てられたIWFにおける移動体データユーザのいずれか）が、単一あるいは複数の補足チャネルに係る付加帯域の初期要求を行ない、バースト制御機能が、単一あるいは複数の補足チャネルを当該ノード宛に所定の時間期間割り当てることによって（少なくともそれらの一部を）充足させる、というプロセスを示している。“再割り当て”という用語は、アクティブノードが、現時点での（すなわち、実行

中の）割り当ての時間期間の満了に際して、単一あるいは複数の補足チャネルの継続割り当てを要求する、というプロセスを示している。インプリメンテーションに依存して、再割り当てが直前に割り当てられた補足チャネルの継続に制限される場合もあり、また、補足チャネル数の増減を許容する場合もある。

【0026】（初期割り当てあるいは再割り当てのいずれかの）割り当ては、バースト制御機能が要求側ノードからの要求が受信された際にできる限り速やかにその要求を充足する場合に非同期であると呼称される。他方、再割り当ては、バースト制御機能が種々のノードへの補足チャネルの再割り当てを調整してそれらが特定の時刻に同時になされるようにする場合に同期であると呼称される。この特定の時刻は、同期割り当て時刻と呼称される。

【0027】本発明に係る双方のアプローチの下では、要求側ノードへの補足チャネルの初期割り当ては、リソースが利用可能である場合には非同期でなされる。（別の実施例においては、初期割り当てが同期でなされることも可能であるが、初期要求の実現に係る遅延がシステムリソースの非効率的な利用につながってしまう。）しかしながら、前記二つの主要なアプローチは、どのように再割り当てがなされるかという点において異なっている。それらの名前からも推測されるように、非同期再割り当てアプローチにおいては、再割り当てが非同期でなされ、一方、同期再割り当てアプローチにおいては、再割り当ては同期してなされる。

【0028】非同期再割り当てアプローチは、簡潔性が望まれ、データトラフィック量が小さい場合に有利である。このアプローチは、基本チャネルに係るソフトハンドオフはサポートされているが、補足チャネルに係るソフトハンドオフはサポートされていないような、補足チャネルがシンプレックスバーストモードで割り当てられる場合に特に有効である。同期再割り当てアプローチは、ソフトハンドオフが補足符号に関してサポートされている場合、あるいはデータトラフィックが多い場合におけるリソースの効率的な利用に関して非常に重要である。

【0029】本発明に係る非同期及び同期アプローチの双方は、以下のような機能をサポートする枠組みを提供する：

- 現在継続中のバーストに対するより高い優先度の提供；
- より高位のレイヤ（例えば伝送制御プロトコル（TCP））が帯域の変化に正しく反応することを保証してネットワークリソース（例えばパケットハンドラ、パケットパイプライン）の頻繁な再割り当てを回避する目的での、符号の数の緩やかな増減；及び
- 不公平なリソース占有を回避する目的での長時間に亘ってなされているバーストへのより低い優先度の割り当

て。ここで、占有という用語は、他者による公平な共有リソースの受容を妨げるようなシステムリソース（例えばCDMA拡散コード、処理ハードウェア要素、フォワードリンク電力、あるいはリバースリンク干渉余裕の割り当て）の過剰使用を指し示している。

以下のガイドラインは、分散バースト協調に起因する非効率性を最小化するものである。各セルサイトのバースト許可コントローラにおいて、移動体交換センターの全てのバースト要求マネージャからの全ての要求を受信した後バースト許可制御方式がインプリメントされる。

1. 無撞着性(consistency)：リソースの効率的利用のためには、複数のBACが矛盾のない再割り当てを行なうべきである。このことは、再割り当てが矛盾のないルールに従って、かつ相異なったBAC間で矛盾なく知られている情報、例えば最大でも一つのBACによる割り当てを行ない、再割り当ての際の増加分は最大二つの補足チャンネルに限る、というような情報に基づいてなされることによって実現される。

2. 公平性(fairness)：セルサイトにおける全帯域が使い切られている（すなわち、フルに負荷がかけられている）場合には、セルサイトはより多くの個数のチャンネルを有するノードから帯域を空けさせ、それらをより少ない個数のチャンネルを有するノードに割り当てる。この規則は、さらに、以下の効率性に係る規則に依る。

3. 効率性(efficiency)：帯域が利用可能である（すなわち、セルサイトにおける全てのリソースが使い切られていない）場合には、（多くの個数の補足チャンネルが割り当てられているものを含む）全てのノードに対して割り当てられているチャンネル数を、全帯域が使い切られるまで増加する。

4. ゆっくりとした低減(slow decrease)：補足チャンネル数の急激な低減は、TCPタイムアウトを起こす場合がある。正確に一つずつ低減することが望ましい。このことをBAC全てに亘って無撞着に行なうことは、急激な低減を行なうBACが存在しないことを意味しており、帯域の効率的な利用につながる。

5. 中庸な速度での増加(moderate increase)：より多くのチャンネルを有するノードによって空けられた帯域及び／あるいは電力は、より少ないチャンネルを有するノード間で等しく共有される。空けられた帯域及び／あるいは電力に依存して、0個、1個、あるいはそれ以上（例えば最大2個）の補足チャンネルがより少ないチャンネルを有するノードに対して割り当てられる。他のBACが増加させることを許可できない場合には、浪費はゆっくりとした低減によって空けられる帯域及び／あるいは電力に制限される。

6. シンプレックスへの再割り当て(reassignment to simplex)：空けられた帯域及び／あるいは電力のうちのある部分あるいはその全ては、関連するBRMがBACと同一に配置されているシンプレックスバーストモード

ユーザ宛に割り当てられる。

【0030】上記再割り当てに係る規則を用いて、各々のBACはBRM宛に再割り当ての提案を送出する。BRMは、全補足脚に係る最小の再割り当てを採用する。この採用された再割り当ては、全BAC宛に返送され、関連するリソース利用を更新する。その後、割り当てられていない利用は、再割り当てにおけるわずかの擾乱に制限される。この非効率性は、以下に述べられているように、BACがシンプレックスバーストに対して帯域及び／あるいは電力のさらなる局所的な再割り当てを行なった後にさらに低減される。

【0031】そのBRMがBACと共存しているユーザへのシンプレックス脚に係る局所的な再割り当てに関しては、ソフトハンドオフ脚に亘る協調の後に空けられた帯域及び／あるいは電力が、前述されたようなゆっくりとした低減及び中庸な速度での増加と同様の規則を用いて、シンプレックスバーストモードユーザに再割り当てされうる。シンプレックスバーストモードユーザにより大きな帯域及び／あるいは電力を割り当てることは、総じてより高いシステム全体に亘るスループットを実現する、という観点から、ソフトハンドオフに係るユーザを含む全てのユーザに取って有効である。

#### 【0032】非同期再割り当て

非同期再割り当てアプローチにおいては、継続中のバーストの再割り当てを含む全ての割り当てが非同期でなされる。新たな要求が到達した時点で関連するセルサイトのうちの一つがリソースを割り当てることのできない場合には、負荷をかけられているセルサイトにおける継続中のバーストのうちの最も早期のものが終了した時点

（非同期割り当て時刻）においてリトライをするよう、当該新たな要求に対して返答がなされる。非同期割り当て時刻においては、新たな要求には、継続中のバーストから空けられたリソースが再割り当てされる。インプリメンテーションに依存するが、他の継続中のバーストは関与しない可能性がある。しかしながら、他のインプリメンテーションにおいては、継続中のバーストに再割り当てされるリソースの量は、過去に割り当てられなかったユーザに対するリソースを空ける目的で、徐々に低減される場合がある。

【0033】前述されているように、非同期再割り当てアプローチは、ネットワークがバーストをシンプレックスバーストモードで割り当てる場合に特に有用である。シンプレックスバーストモードにおいては、補足チャンネルは、移動体がソフトハンドオフ状態にある場合においてさえも、一度に単一のセルサイトとのみの通信を目的として移動体に割り当てられる。バースト制御機能は、移動体と隣接するセルサイトに係る負荷情報とから報告されたパイロットチャンネル測定に基づいて適切なセルサイトを選択する。（バースト継続要求ではなく）初期バースト要求がノードによってなされた場合には、利用可

能なりソースが割り当てられる。セルサイトがリソースを割り当てることが不可能な場合には、当該ノードには、所定の時間の経過後（例えば、利用可能な次の非同期再割り当て時刻—これは、そのセルサイトにおける現時点でアクティブなパーストが終了する最も早い時刻である—）に初期パースト要求を再提出するように返答がなされる。当該ノードは、その規定された時間の後にランダムなバックオフ期間が経過した後に、その初期パースト要求を再提出する。バックオフ期間は、現時点でアクティブなパーストの再割り当てに係るパースト継続要求に、初期パースト要求よりも高い優先度が与えられるように選択されるが、単一のユーザによるリソースの占有を制限するためのものである。加えて、パースト制御機能は、最近ブロックされた要求の数の関数として、その後のバックオフ期間を増大させる。

【0034】図3は、本発明に係る非同期再割り当てアプローチに従った、各事象の相対的なタイミングを例示するタイミングダイアグラムである。図3は、任意の時刻T0を0秒として開始される10秒間を示している。10秒のインターバルで、以下の六つのパースト要求事象が発生する：

時刻T1：ノードAに関して初期割り当て要求が受信され、4秒間が保証される。

時刻T2：ノードBに関して初期割り当て要求が受信され、7秒間が保証される。

時刻T3：ノードCに関する初期割り当て要求が受信されて拒否される；ノードCは、4秒後にリトライするように通知される。

時刻T4：初期割り当ての終了に際して、ノードAは継続要求を出し、それが3秒間保証される。

時刻T5：指定された時刻にノードCは要求をリトライし、5秒間が保証される。

時刻T6：初期割り当ての終了に際して、ノードBは継続要求を出し、それが拒否される；ノードBは5秒後にリトライするように通知される。

このダイアグラム例は、本発明に係る非同期再割り当てアプローチの下における初期要求と継続及びリトライ要求の双方の非同期的性質を例示している。

#### 【0035】同期再割り当て

前述されているように、同期再割り当てアプローチは、補足チャンネルの非同期初期割り当てとその後の同期再割り当て時刻とを有する二段階のアプローチである。再割り当て時刻がセル間で同期されていない場合には、ソフトハンドオフ状態にあるユーザには、全てのセルサイトにおいて同時に利用可能なリソースを有する見込みがほとんどない。このことが、全てのセルに亘る同期された再割り当て時刻が必要な理由である。複数のセルの組み合わせに亘る複数の新たな及び継続中のパーストが関与するため、再割り当ては複数のセルに亘って同期して処理されることが最良である。

【0036】同期割り当ての場合には、パーストモードが、数秒のオーダーの持続時間を有するスロットに分割されていることが仮定される。リソースが利用可能な場合には、パースト伝送を要求するノードへの補足チャンネルの初期割り当ては非同期でなされる。すなわち、補足チャンネルは、リソースが利用可能である場合には、要求が到達するやいなや割り当てられる。このような非同期の初期割り当ては、初期割り当てにおける不必要な遅延を回避する。初期割り当ては、次の同期再割り当て時刻の開始まで継続する。リソースが利用可能ではない場合には、ノードは次の同期再割り当て時刻にリトライするように要求される。以前に拒否された要求のリトライ及び継続中のパーストに係る補足チャンネルの再割り当ての継続要求は、スロット時刻と一致する再割り当て時刻において全て同期して処理される。

【0037】詳細に述べれば、補足チャンネルの初期割り当てに係る要求がセルサイトにおいて受信されると、パースト許可制御が利用可能なリソースを割り当てて、その時点において利用可能なリソースが存在せず、時刻tにおける同期再割り当て時刻においていくつかの利用可能になる場合には、BACは当該ノード宛に、同期再割り当て時刻tにおいてリトライするように求めるメッセージを送出する。パースト伝送を要求するノードに対する補足チャンネルの初期割り当ては、（リソースが利用可能である場合には）非同期でなされることが望ましい。そうではなく、初期割り当てが同期時刻のみにおいてなされる場合には、割り当てに不必要な遅延が含まれる。さらに、初期割り当ては、それらが他の継続中のパーストに係る再割り当てに関して再評価されるような持続時間であるべきである。初期割り当てが拒否されて要求側ノードがリトライするように求められた場合には、リトライ遅延は、他の要求及び継続中のパーストと共に再評価されるようなものであるべきである。

【0038】初期要求に応答した非同期割り当てに関して、複数の符号の即時割り当てが可能である場合には、以下のようなガイドラインの下にインプリメントされる。補足チャンネルの増加割り当ては、中庸に（例えば2から4に）制限される。インターネットデータに係る伝送制御プロトコル（TCP）は、より多くの補足チャンネルを同時に利用できないであろうことが期待される。さらに、その後の再割り当てが必要とされる場合には、その時点での符号チャンネルの個数の削減は不利となりうる。負荷が軽い場合には、チャンネル数はその後の再割り当ての際に増大されることも可能である。

【0039】非同期の初期割り当てはシンプレックスモードパーストに有利である。なぜなら、非同期時刻にリソースが割り当てられる可能性が高いからである。ソフトハンドオフパースト割り当ては、複数のセルサイトが再割り当てをある与えられた時刻になす場合に、実現する可能性がより高くなる。これは、中庸から重い負荷

がかかっている場合である。よって、軽い負荷の場合には、本発明に係る方法は、数多くの補足チャネルへの迅速なアクセスを獲得することを許可する。中庸から重い負荷の場合には、非同期初期割り当てはシンプレックスモードバースト割り当てに有利である。

【0040】より公平なアクセスを可能にするために、全てのセル（あるいはセクタ）におけるリソースは、同期して再割り当てされる。セル内のユーザ間での公平性を保証する目的で、最近の新たな要求、リトライ、及び継続要求が全て同時に再評価される。非同期再割り当ての場合には、他の要求を考慮した場合には、利用可能な最大個数の符号よりも少ないものを割り当てることによって公平性を保証することが可能であるが、この方式はリソースの過少使用につながる。

【0041】バースト継続要求、及び以前に拒否されてリトライするよう求められた初期バースト要求は、スロット境界で処理される。これらのスロット境界は、ソフトハンドオフ状態にある移動体に係るリソース割り当てが全てのセルサイトに亘って同時になされ得ることを保証する目的で、全てのセルサイトに亘って同期されている。許可されたバーストには、次の同期再割り当て時刻（例えば、最大5秒後）に終了する時間期間、リソースが割り当てられる。拒否された場合には、ノードは次の同期再割り当て時刻にリトライするよう求められる。そのため、全ノードに係る全てのリトライ要求及び継続要求が、再割り当て時刻に同期される。（負荷の軽いものを含む）関連する全セルサイトに対して、リトライが次の同期再割り当て時刻に到達することが通知される。他の新たな要求がこのリトライを待機している負荷の軽いセルサイトに到達すると、非同期割り当てがなされる場合がある。しかしながら、これらの要求が、次の同期再割り当て時刻におけるリトライと共に再割り当てされる場合もある。

【0042】図4は、本発明に係る同期再割り当てアプローチに従った、事象間の相対的なタイミングを示すタイミングダイアグラム例である。図3と同様、図4は、任意の時刻 $T_0 = 0$ 秒から開始される10秒間を示している。しかしながら、図3の場合とは異なって、図4に示されたダイアグラムは、 $T_0$ より開始される5秒毎のスロット時刻でスロットに分割されている。10秒間に以下の六つのバースト要求事象が発生する：

時刻 $T_1$ ：ノードAに係る初期割り当て要求が受信され、次の同期再割り当て時刻まで保証される。

時刻 $T_2$ ：ノードBに係る初期割り当て要求が受信され、次の同期再割り当て時刻まで保証される。

時刻 $T_3$ ：ノードCに係る初期割り当て要求が受信されて拒否される；ノードCには、次の同期再割り当て時刻にリトライするよう通知される。

時刻 $T_4$ ：時刻5秒のスロット時刻に対応する次の同期再割り当て時刻において、ノードA及びBは継続要求を

行ない、ノードCは要求をリトライする。これら全てが次の同期再割り当て時刻まで保証される。

時刻 $T_5$ ：ノードDに係る初期割り当て要求が受信されて拒否される；ノードDには、次の同期再割り当て時刻にリトライするよう通知される。

時刻 $T_6$ ：時刻10秒のスロット時刻に対応する次の同期再割り当て時刻において、ノードA、B及びCは継続要求を行ない、ノードDは要求をリトライする。ノードA及びCは次の同期再割り当て時刻まで保証され、ノードB及びDは拒否されて次の同期再割り当て時刻にリトライするよう通知される。このダイアグラム例は、本発明に係る同期再割り当てアプローチの下での初期要求の非同期的性質及び継続及びリトライ要求の同期的性質を例示している。

【0043】図5は、本発明に係る同期再割り当てアプローチに従った、初期割り当てに関する複数のセルに亘る協調を示すタイミングダイアグラムである。ここでは、移動体局1（ $MS_1$ ）がセル1及びセル2とソフトハンドオフ状態にある。図5に示されている事象は以下の通りである：

○ $MS_1$ からのバースト要求が時刻 $T_0$ においてBRMに到達する。

○BRMは、時刻 $T_0$ におけるリソース利用可能性に関して、セル1におけるBAC（ $BAC_1$ ）及びセル2におけるBAC（ $BAC_2$ ）をポーリングする。

○ $BAC_1$ 及び $BAC_2$ からの応答が時刻 $T_1$ より前にBRMに到達し、BRMによって収集される。

○BRMが、バーストを、BACから受信した応答に基づいて、時刻 $T_1$ から次のスロット時刻まで割り当てる。少なくとも一つのBACからの応答が、利用可能なリソースが不十分であることを示す場合には、要求側ノードは、次のスロット時刻にリトライするよう求められる。

【0044】図6は、本発明に係る同期再割り当てアプローチに従った、再割り当てに関する複数のセルに亘る協調を示すタイミングダイアグラムである。ここでは、移動体局1（ $MS_1$ ）がセル1及びセル2とソフトハンドオフ状態にあり、移動体局2（ $MS_2$ ）はセル1とシンプレックスバーストモードにある。図6に示されている事象は以下の通りである：

○全ての再割り当て要求が $T_0$ 以前にBRMに到達する。

○BRMは、時刻 $T_0$ におけるリソースの利用可能性に関して $BAC_1$ 及び $BAC_2$ をポーリングする。

○ $BAC_1$ 及び $BAC_2$ からの応答は時刻 $T_1$ より前にBRMに到達し、BRMによって収集される。

○BRMは、BACから受信された応答に従って、次のスロット時刻からその次のスロット時刻までの間、バーストを再割り当てする。例えば、 $BAC_1$ が $MS_1$ に20kbp/sを割り当てることが可能であるが $BAC_2$ が1

0 k b p s しかMS<sub>1</sub>に割り当てることができない場合には、BRMは10 k b p sのみがMS<sub>1</sub>に割り当て可能であると決定する。要求側ノードに関して不十分なリソースしか存在しない場合には、要求側ノードは、次のスロット時刻にリトライするよう求められる。

#### 【0045】インプリメンテーションの詳細

非同期再割り当てアプローチは、セルサイトにおけるブロックカウンタ及び継続カウンタという二つのカウンタを利用してインプリメントされる。ブロックカウンタは最近の拒絶されたサービス要求の回数を記録し、継続カウンタはノード毎にサービス継続が保証された回数を記録する。ブロックカウンタは、より高いカウンタ値に関してより大きなバックオフを与えるよう、バックオフ期間を決定する。さらに、セルサイトは、単一のノードによる無線リソースの占有を防止しつつ不必要なアクセスメッセージを最小にする目的で、許可される継続の量を制御する目的で継続カウンタを利用する。

【0046】本発明の一つの目標は、単一の高速データユーザがネットワークリソースを独占することができないようにすることである。この目標をサポートする目的で、非同期再割り当てアプローチは、各高速データユーザに関して有量のバースト継続のみを許可している。

【0047】本発明に係る同期再割り当てアプローチの一つの特別なインプリメンテーションは、シンプレックスモード非同期公平共有（AFS）方式と称される。AFS方式は、サービス側セルサイトにおけるバースト許可コントローラにおいてインプリメントされる。BACは、当該セル（あるいはセクタ）内の高速データユーザ全てからの要求を評価することが可能な機能を有している。

【0048】AFS方式は、シンプレックスモードにおいて最大七つの補足チャネルが移動体に対して割り当てられることを仮定している。一方、基本チャネルはソフトハンドオフ状態においても保持される。補足チャネルをサポートするセルサイトは、本明細書においてはサービス側セルサイトと称される。サービス側セルサイトは、BRMがバースト要求を受信するたび毎に、移動体によって生成されたパイロット強度測定メッセージ（PSSM）に基づいて選択される。

【0049】前述されているように、バースト制御機能の二つの例が同時にインプリメントされる：一方は、移動体とのフォワードリンク通信を行なうための補足フォワードリンクチャネルの割り当てを取り扱うフォワードリンクであり、他方は種々の移動体とのリバースリンク通信を行なうための補足リバースリンクチャネルの割り当てを取り扱うリバースリンクである。以下に記述されるAFS方式は、補足チャネルバーストが単一脚のみを有する場合にフォワードリンクに対して、及びある条件下で（すなわち、バーストが単一脚を有し、他のセルサイトへのバースト誘起干渉が制限されたものである場合

に）リバースリンクに対しても適用されうるものである。AFS方式は、ソフトハンドオフ期間のセルサイト間の協調を仮定していないが、他の方式においては、そのような協調が含まれる場合がある。この協調は、フォワードリンクにおいては、補足チャネルバーストが二つ以上の脚を有し、リバースリンクにおいては、他のセルサイトへのバースト誘起干渉が、仮にバーストが単一脚しか有さない場合においても、充分大きい場合になされる。協調は、例えばバーストが単一脚のみを有している場合においても、例えば電力使用の協調が望ましい場合などでは、フォワードリンクにおいても実行される。

【0050】AFSは、以下のパラメータを利用する：

○ブロックカウンタ全ノードからの要求のうち、拒否されたものの個数を反映するカウンタ

○〔ノード〕継続カウンタあるノードに関して保証された継続バーストの個数を反映するカウンタ

○T<sub>BURST</sub>—バーストの規定された持続時間

○T<sub>BURST\_MAX</sub>—許可された最大のバースト持続時間

○T<sub>RETRY</sub>—拒否された補足チャネル要求がリトライ可能になるまでの規定時間

○T<sub>RETRY\_SMALL</sub>—新たなあるいは過去に拒否されたノードに係るリトライ遅延計算値の上限であり、リソースの占有者であるノードに係るリトライ遅延計算値の下限

○T<sub>RETRY\_LARGE</sub>—リソース占有者に係るリトライ遅延計算の上限値

○T<sub>CURRENT</sub>—現時点の時刻

○T<sub>END</sub>—継続中のバーストの終了時刻

○継続閾値—バースト中のノードに対してバックオフなく継続を許可するための当該セクタ内の拒否された要求の最大数

○バックオフ閾値—バックオフ遅延の増加をトリガーするブロックカウンタの値

○最小継続数—ノード当たりの保証された継続バーストの個数

○最大継続数—ノード当たりに許可された継続バーストの最大個数

【0051】AFS方式は、以下の原理に従うものである：

1. 全要求は非同期で処理される。

2. 全要求は、割り当てられた補足チャネル数が、フォワード電力余裕（あるいはリバース干渉余裕）によって許可される補足チャネルの個数と当該ノードによって要求された補足チャネルの個数のうちの小さい方と等しくなるまでは、食欲方式アプローチを用いて充足される。

3. 全バーストは、T<sub>BURST\_MAX</sub>と当該ノードによって要求されたT<sub>BURST</sub>のうちの最小に等しい時間T<sub>BURST</sub>だけ保証される。

4. セルサイトは、最終保証の後に拒否メッセージをいくつ送出したのかを数える目的でブロックカウンタを利用する。

5. サービス側セルサイトによって保証される補足チャネルが存在しない場合には、拒否メッセージが当該ノード宛に送出され、 $T_{RETRY} = Random [T_{END}, T_{END} + 2^{(N-1)} T_{RETRY\_SMALL}]$  (すなわち、指数関数的に増大するバックオフ) の時間の後にリトライすることが求められる。ここで、 $Random$  は、二つの規定された限界値の間の値をランダムに選択する関数を示しており、 $T_{END}$  は継続中のバーストが終了する時刻、及び  $N = Round\_up$  (ブロックカウンタ/バックオフ閾値) である。ここで、 $Round\_up$  は、引数よりも大きい最小の整数を与える関数である。 $T_{END}$  の値は  $BAC$  によって順序づけられたリストとしてストアされており、以下のように計算される：a)  $T_{CURRENT}$  (すなわち、現在時刻) よりも小さいリスト中の全エントリが削除される；b) リストが空であれば  $T_{END} = T_{CURRENT}$  とする；c) それ以外の場合には、 $T_{END} =$  リスト中の最小エントリとする。

6. 拒否された要求毎に、サービス側セルサイトは  $T_{RETRY}$  の値を順序づけられたリストにストアする。

7. 各々の新たな要求を処理する前に、サービス側セルサイトは、ブロックカウンタを、 $T_{RETRY}$  リスト中の終了したエントリの個数だけ減算する。このことは、要求が拒否された場合においても受け入れられた場合においてもなされる。あるいは、 $T_{RETRY}$  リストの管理が複雑な場合には、セルサイトは、継続ノードにではなく、新たなあるいはリトライをしたノードに対してバーストが保証された場合に、ブロックカウンタをゼロにリセットすることができる。

8. バーストがその終了時刻に近づいた ( $T_{CURRENT} = T_{END} - \Delta T$ ) 場合には、 $BRM$  は継続要求を受け取ることになる。 $BRM$  は、以下の基準に基づいて、継続要求を受け入れるか否かを示すメッセージを当該ノード宛に生成する：

(a) 継続ノードによるリソースの占有を防止する目的で、リソースが限られている場合 (すなわち、ブロックカウンタ  $> 0$  によって示されるように、単一あるいは複数の最近の要求が拒否されている場合など) には、あらゆるノードによる連続した継続の数にはハードリミットが設定される。よって、(ブロックカウンタ  $> 0$ ) かつ ([ノード毎の] 継続カウンタ  $\geq$  最大継続数) の場合には、 $BRM$  は継続要求を拒否する。

(b) それ以外の場合には、ノードがリソース占有者ではなく、かつ最近拒否された要求の個数が所定の閾値未満である (すなわち、ブロックカウンタ  $<$  継続閾値) の場合には、十分なリソースが依然として利用可能である場合には、 $BRM$  は継続要求が即時受容されることを明示する。

(c) それ以外の場合には、最近拒否された要求の個数が所定の閾値に達しており、かつ、当該ノードがその保証された最小継続数を既に使用している (すなわち、

[ノード毎の] 継続カウンタ  $\geq$  最小継続数) 場合には、 $BRM$  は継続要求を拒否する。

(d) それ以外の場合には、ノードはその保証された最小継続数を使用していないので、このような場合には、充分なりリソースが依然として利用可能である場合には、 $BRM$  は継続要求が即時受容されることを明示する。継続要求が拒否された場合には、 $BRM$  は、当該継続要求が  $T_{RETRY} = Random [2^{(N-1)} T_{RETRY\_SMALL}, 2^{(N-1)} T_{RETRY\_LARGE}]$  の時間の経過後にリトライされなければならないことを明示する。ここで、 $N = Round\_up$  (ブロックカウンタ/バックオフ閾値) である。リトライ要求は、それ以外の初期要求と同様に処理される。この手続きは、セルサイトにおける継続量のある種の制御を実現する。 $AFS$  方式における種々のパラメータは、移動体の優先度によって変更されうる。このことにより、よりよいサービス品質を有するデータユーザがより高いデータレートあるいはより小さな遅延を得ることができる。

【0052】図7は、サービス側セルサイトにおけるバースト許可制御によってインプリメントされた、あるノードからの補足チャネルに対する初期要求に関する処理を示す流れ図である。ここで、前記ノードは、リバースリンクに係る補足チャネルを要求する特定の移動体あるいはフォワードリンクに係る補足チャネルを要求する  $IWF$  における移動体ユーザプロキシのいずれかである。図7に示されている処理は、前述された指導原理に従うものである。

【0053】詳細に述べれば、特定のノードからの補足チャネルに係る初期要求を受信 (図7の段階702) した後、バースト許可制御は、既に時間が終了したリトライリスト中のエントリの個数だけブロックカウンタから減算し (段階703)、初期要求を保証するための補足チャネルが利用可能であるか否かを決定する (段階704)。利用可能である場合には、バースト許可制御は、要求側ノード宛に、所定の時間期間だけ単一あるいは複数の特定の補足チャネルを割り当てるメッセージを送出し (段階706)、対応するバースト終了時刻をバースト終了時刻リストに追加する (段階708)。補足チャネルの利用可能性に依存して、割り当てられる補足チャネルの個数は、当該ノードによって要求された個数よりも少ない場合がある。(選択肢の一つであるが) バースト許可制御はブロックカウンタをゼロに初期化し (段階710)、特定のノードに係る継続カウンタをインクリメントする (段階712)。オプション段階710は、他の所定の段階 (例えば段階703及び716) が省略された場合にインプリメントされる。

【0054】他方、補足チャネルが利用可能ではない場合には、バースト許可制御は、要求側ノード宛に、所定の時間の後にその要求を再提出するように指示する拒否メッセージを送出する (段階714)。その後、バース

ト許可制御は、このリトライ時刻をリトライリストにストアし（段階716）、ブロックカウンタをインクリメントする（段階718）。

【0055】直前の要求がバースト許可制御によって拒否されたノードによる補足チャンネルに係る要求の再提出は、（当該直前の要求が初期要求であるか継続要求であるかに拘わらず）バースト許可制御によって、それがあたかも初期要求であるかのように取り扱われる。そのため、図7に示された手続きは、初期要求のみならずリトライ要求に関しても同様に実行される。しかしながら、継続要求は、バースト許可制御によって相異なるように取り扱われる。

【0056】図8は、サービス側セルサイトにおけるバースト許可制御によってノードからの継続要求に関してインプリメントされる処理を示す流れ図である。ここで、前記ノードは、リバースリンクに関して特定の補足チャンネルの再割り当て（すなわち、別のバースト）を要求する特定の移動体あるいは特定の移動体へのフォワードリンクに関して特定の補足チャンネルの再割り当てを要求するサービス側セルサイトそのもののいずれかである。図7に示されたしよりの場合と同様、図8に示された処理は前述された指導原理に従う。

【0057】詳細に述べれば、特定のノードからの特定の補足チャンネルに係る継続要求を受信（図8の段階802）した後、バースト許可制御は、既に時間が終了したリトライリスト中のエントリの個数だけブロックカウンタから減算し（段階803）、継続要求を保証するか否かを決定する。ブロックカウンタが0であること（段階804）によって示されているようにリソースが利用可能である場合には、継続要求は保証される。そうではない場合には、リソースが限られていて当該ノードが既に最大継続数の継続を利用した場合には（段階806）、継続要求は拒否される。それ以外の場合には、当該ノードがリソースの占有者ではなく、かつ最近拒否された要求の個数が所定の閾値以下である（すなわち、ブロックカウンタが継続カウンタより小さい）場合には（段階808）、継続要求は保証される。それ以外の場合には、最近拒否された要求の個数が所定の閾値に既に達している、かつ当該ノードが保証された最小継続数の継続を利用した（すなわち、当該ノードの継続カウンタ $\geq$ 最小継続数）場合には（段階810）、BRMは継続要求を拒否する。それ以外の場合には、当該ノードは保証された最小継続数を未だに利用していないので、BRMは継続要求が即時受容されることを明示する。補足チャンネルの個数は、再割り当て毎に変化する場合がある。

【0058】継続要求が保証された場合には、バースト許可制御は補足チャンネルを所定の時間期間当該ノードに対して割り当て（段階812）、対応するバーストの終了時刻をバースト終了時刻リストに追加し（段階814）、当該ノードに対する継続カウンタをインクリメン

トする（段階816）。

【0059】継続要求が拒否されるべきである場合には、バースト許可制御は、要求側ノード宛に、所定の時間の後に初期要求を再提出するよう指示する拒否メッセージを送出する（段階818）。その後、バースト許可制御は、このリトライ時刻をリトライ時刻リストにストアし（段階820）、ブロックカウンタをインクリメントし（段階822）、当該ノードに係る継続カウンタをゼロに再初期化する（段階824）。

【0060】前述されているように、図7の段階710は、図7の段階703及び716かつ図8の段階803及び820が省略された場合にのみインプリメントされる。

【0061】AFS方式は、少数のノードが他のものによるネットワークアクセスを妨げないことを保証する。さらに、負荷が比較的軽い場合には、バースト継続をも許可する。許可されうる継続量は、継続閾値の値を調節することによって制御されうる。

【0062】バックオフ期間にサービス側セルサイトが変更されるとある程度の性能損失が発生する。なぜなら、バックオフタイマー値は、特定のサービス側セルサイトに対して適用されているからである。

【0063】本発明に係る非同期再割り当てアプローチの別のインプリメンテーションにおいては、以下の原理がいくつか適用される：

○ブロックされたメッセージへの返信は即時にはなく、当該セクタ内のバーストの次の終了時に送出される。これらの返信は、バーストが受容されたか拒否されたかを明示する。

○受容された有限個数のバーストは、利用可能な電力を共有することが許可される。拒否されたユーザには、上記方式を用いて再送信するように指示される。

○バーストの次の終了までに複数個の拒否されたノードがキューに存在する場合に新たなノードがアクセスを行ない、かつ当該新たなノードが補足チャンネルに係るフォワード電力のうちのある量を獲得することができる場合には、当該電力は、当該新たなノードへではなくキューに入れられていた第一ノード宛に再割り当てされる。

○継続要求が受容され、その一方でブロックカウンタが最近拒否されたユーザの存在を示している場合には、拒否されたユーザがリトライする場合に便宜を図る目的で、漸減された個数の補足チャンネルの再割り当てが保証される。

○特定の指数関数に基づいて規定されたリトライ時間T<sub>RETRY</sub>に関連してバックオフ期間が記述されているが、バックオフ期間の決定に関しては、線型関数及び定数関数を含む他の適切な関数も利用可能である。

【0064】図9は、本発明に係る同期再割り当てアプローチに従って、特定のセルサイトにおけるバースト許可制御によってインプリメントされる処理を示す流れ図



である。詳細に述べれば、BACは、補足チャンネルを要求する複数個のノード（例えばノードA、B、及びC）のBRMから受信した要求を収集する（図9の段階902）。BACは、現時点のタイムスロットに係るノードA、B、及びCに関する現時点の割り当て（ $M_A$ 、 $M_B$ 、及び $M_C$ ）を検索し（段階904）、ノードA、B、及びCに係るチャンネル毎のRF電力及び干渉要求（ $R_A$ 、 $R_B$ 、及び $R_C$ ）を決定する（段階906）。BACは、現時点の割り当て及びRF電力／干渉要求を利用して、次のスロットに関する可能な割り当て（ $P_A$ 、 $P_B$ 、及び $P_C$ ）を決定し（段階908）、可能な割り当てを要求側BRM宛に送出する（段階910）。BRMから、次のスロットに係る割り当てられたチャンネルの個数を有する応答を受信した後、BACは次のスロットに係る割り当てを更新する（段階912）。その後、BACは空けられたリソースを局所シンプルモードバースト要求に割り当てる（段階914）。

【0065】図10は、本発明に係る同期再割り当てアプローチに従って、バースト要求マネージャによってインプリメントされる処理を示す流れ図である。詳細に述べれば、BRMは、特定のノード（例えばノードA）から補足チャンネルに係る要求を受信する（図10の段階1002）。BRMは、ノードAに対する補足チャンネルが割り当てられるセルサイトのサブセットを選択し（段階1004）、選択された各々のセルサイトに係るBAC宛に要求を送出する（段階1006）。BRMは、選択されたセルサイトに係るBACから受信した、可能な割り当てを含む応答を照合し（段階1008）、選択されたセルサイトにおける割り当てられた補足チャンネルの最小数（ $M$ ）を決定する（段階1010）。BRMは、割り当てらるべき補足チャンネルの個数に係る $M$ の値を選択されたセルサイト宛に送出し（段階1012）、 $M$ チャンネルに可か $k$ る補足チャンネル割り当てを要求側ノード（ノードA）宛に送出する（段階1014）。 $M=0$ という値は、ノードAが次のスロット時刻にリトライする必要があることを示している。

#### 【0066】シミュレーション結果

フォワードリンクに係るAFS方式が、OPNETネットワークシミュレーションツールを用いてシミュレートされた。前述されているように、AFS方式は、ブロックカウンタを調節する二つの方式を許可している：選択肢A、ここでは、補足チャンネルが新たに割り当てられる毎にカウンタがリセットされる（図7の段階710を参照）、及び、選択肢B、ここでは、カウンタが最も新しいバースト伝送期間に発生したと考えられるリトライの個数だけ減算される。以下に示されるシミュレーション結果は、選択肢Bを選択した場合に実行されたものである。以下のパラメータ値がシミュレーションにおいて用いられた：

$T_{BURST\_MAX}=5$  秒；

$T_{RETRY\_SMALL}=0.5$  秒；

$T_{RETRY\_LARGE}=2.5$  秒；

継続閾値=3；

バックオフ閾値=1；

最小継続数=3；及び、

最大継続数=10。

AFSシミュレーション結果は、リソースの公平な共有がなされないシステムに関するシミュレーションと比較された。公平な共有がなされないシステムの動作は、あらゆるユーザが、そのバックログされたデータを送信するまでバーストを継続することが可能であると仮定している。要求が拒否されたユーザは、0秒から2.5秒の間のランダムな時間の経過後にリトライする。初期要求がブロックされた後の連続リトライの回数は無制限である。

【0067】AFSシミュレーションは、各シミュレーションの継続時間に亘って、高速データユーザに係る固定電力余裕割り当てを仮定した。シミュレーションは、同時に単一あるいは相異なったノードに対して最大14個の補足チャンネルが割り当てられることを許容する電力余裕に関して実行された。この際、単一のノードには最大7個の補足チャンネルが同時に割り当てられるとした。各シミュレーションでは、5時間（18000秒）のシステム動作をシミュレーションした。

【0068】現実的な非リアルタイムサービス（すなわち、パケットデータサービス）は、以下のようなパラメータを含むマルチサービス（オン／オフ）モデルによって最もよく記述される：

○セッション到達プロセス（Poisson分布）。ここで、セッションとは、単一のe-mailセッション、単一のファイル転送プロトコル（ftp）セッション、単一のweb-browsingセッション等である。セッションは、単一パケットコール（ftpの場合）あるいは単一もしくは複数個のパケットコール（web-browsingの場合）よりなる。

○セッション当たりのパケットコールの個数（幾何級数的に分布している）。

○パケットコール間の時間（幾何級数的に分布している）。

○パケットコールにおけるパケットの個数（幾何級数的に分布あるいは他の分布関数で書き表わされるものとする；1パケットコール当たり1パケット、という場合を許容する）。

○パケットコールにおけるパケット間の到達時間差（幾何級数的に分布している）。

○パケットサイズ。パケットサイズに関しては、種々のモデルが提案されている。例えば、切断Cauchy分布（FUNETにおけるe-mailの使用状況に基づく）、一様分布（Mobitex無線ネットワークを用いるフリー管理アプリケーションに基づく）、切断指



数分布（鉄道事業に係るアプリケーション要求に基づく）、切断 Pareto 分布（web-browsing アプリケーションに基づく）等。FUNET、Mobitex、及び鉄道事業は統合トラフィックモデルであり、これらの統合モデルに帰着する個々のユーザの packetsize 分布は良く理解されていない。以下のトラフィックモデル（web-browsing）がシミュレーションにおいて仮定された：

○セクタ当たりのユーザ数： 5；

○ユーザ当たりの連続 Web セッション間のアイドル時間： 平均 45 秒の指数分布；

○セッション当たりの packet コール数： 5 という値で一定；

○セッション内の packet コール間到達時間差： 平均 25 秒の指数分布；

○packet コール当たりの packet 数： 25 という値で一定；

○packet コール内の packet 間到達時間差： 10 ミリ秒という値で一定；

○packet サイズ： 平均 480 バイトの指数分布；

○packet は IWF によってバイトストリームに変換され、IWF においてバックログされたデータの送料に係るバースト要求はセルサイト内の BRM 宛に送出される；及び、

○遅延統計はオリジナルな高位レイヤーメッセージ（IWF より高位）に関して、それらがセルサイトによって送出される際に収集される。上記モデルは、インターネットトラフィックの著しいバースト性を反映している。各 packet コールは、平均負荷が 48 キロバイト／秒を実現するが、各 Web セッションはおよそ 2.4 キロバイト／秒の負荷を実現する。結果として、ネットワークへの負荷はおよそ 16.5－17 kbps となる。それゆえ、システムが 3 個以上の負荷チャネルを著しい時間期間の間セクタに割り当てることが不可能な場合には、長期的なネットワーク混雑が発生する。しかしながら、即時的な混雑は、利用可能な補足チャネルが数多く存在する場合でさえも発生しうる。図 11 は、Web ライクなトラフィックを生成するための状態マシンを示している。

【0069】図 12 及び 13 は、利用可能な補足チャネルの個数の関数として、（packet 当たりの）平均アクセス遅延をシミュレートした結果である。上述されたトラフィックモデルに関しては、二つの 8 kbps 補足チャネルで最大システム容量に到達する。よって、平均キュー遅延は、利用可能な補足チャネルの個数が 3 未満では著しく増大する。図 13 は、図 12 を補足チャネル数が 3 から 14 の場合に拡大したものである。AFS 方式は、負荷が重いセクタにおけるユーザによって認識されるような平均遅延の改善を実現する。

【0070】図 14 は、アクセス遅延の累積度数関数

（CDF）を示すシミュレーション結果である。これらの曲線は、利用可能な補足チャネルの最大個数が 3 に等しい場合に対応している。AFS 方式は平均遅延を改善するのみならず、packet 当たりの遅延が大きい場合のほとんどを改善する。このことは、図 14 に分布の裾の比較から明らかである。

【0071】図 15 及び 16 は、補足チャネル数が 3 の場合の完了遅延の時間分布を、それぞれ公平共有方式なしの場合と AFS 方式の場合とに関して示すシミュレーション結果である。図 17 及び 18 は、補足チャネル数が 2 の場合の完了遅延の時間分布を、それぞれ公平共有方式なしの場合と AFS 方式の場合とに関して示すシミュレーション結果である。AFS 分布は、リソース占有を防ぐ機能を有するために、混雑の数が著しく小さくなるという特徴を有している。この効果は、図 17 及び 18 に示されているように、負荷が重い場合に最も明瞭になる。

【0072】図 19 は、packet 到着当たりの拒否事象の個数に係るシミュレーション結果を示している。拒否された事象の大部分は、ノードと BRM との間の付加リトライハンドシェイクにつながる。それゆえ、AFS 方式を適用することにより、特にセルサイトの負荷が大きく、高速データユーザに対して 2 あるいは 3 個の補足チャネルしか利用可能ではない場合には、IWF あるいは移動体とセルサイトとの間の半分以上のメッセージを節約することになる。

【0073】これらのシミュレーション結果より明らかに、AFS 方式は、高速データ性能を、ユーザの視点（より小さな遅延）及びインフラストラクチャ（IWF とセルサイトとの間のメッセージ数が少ない）の観点から、著しく向上させる。期待されるように、本方式は、重い負荷を有する条件（すなわち、ユーザ数が多い及び／あるいは割り当て可能な補足チャネル数が少ない）下でより効果的である。リバースリンクシグナリングを低減させることにより、貴重な RF リソースを節約できる。

【0074】最初は、多くの顧客が、音声サービスで未使用のままになっている RF リソースを高速データサービスが利用すると期待する。このような状況下では、長期間に亘って、セクタ内の 5 あるいはそれ以上の数のデータユーザに対して利用可能な補足チャネル数が 2 あるいは 3 である、ということが非常にありがちである。前述されたシミュレーション結果は、このような状況下においても、AFS 方式が平均 IP packet 遅延をおよそ 8 分も低減し（TCP タイムアウトの効果は考えていない）、メッセージングを 55% 低減する。

【0075】より多くの RF リソースが高速データユーザに割かれているインプリメンテーションにおいては、セクタ当たりのキャリア当たりのユーザ数が著しく成長することが期待される。それゆえ、利用可能な補足チャ

ネル数がより多いという制限下で、負荷が重い状況が発生する。AFS方式は、このような条件下においても同様の性能改善を実現することが期待される。

【0076】本明細書においては、本発明はIS-95B標準に従ったCDMAベースのセルラシステムに即して記述されているが、本発明は、他の標準に従った他のCDMAベースのセルラシステム、及び、チャンネルが時間に基づいて規定されるTDMA、チャンネルが周波数に基づいて規定されるFDMA、及び、CDMA、TDMA及びFDMAのうちの少なくとも二つを有する複合方式等のCDMA以外の方式に基づくセルラシステムにおいてもインプリメントされうる。

【0077】以上の説明は、本発明の一実施例に関するもので、この技術分野の当業者であれば、本発明の種々の変形例が考え得るが、それらはいずれも本発明の技術的範囲に包含される。

【0078】

【発明の効果】以上述べたごとく、本発明によれば、移動体との間のデータバーストの送受信をサポートするセルラ通信システムにおいて付加的な帯域を公平かつ効率的に割り当てる方式及びその装置が提供される。

【図面の簡単な説明】

【図1】 本発明の一実施例に従うセルラ通信システムの一部を示すブロック図。

【図2】 図1のセルラシステムに係る分散バースト制御機能を示すブロック図。

【図3】 本発明に係る非同期再割り当て方式に従った、各種事象のタイミングを示す図。

【図4】 本発明に係る同期再割り当て方式に従った、各種事象のタイミングを示す図。

【図5】 本発明に係る同期再割り当て方式に従った、初期割り当てに係る複数のセル間に亘る協調を示す図。

【図6】 本発明に係る同期再割り当て方式に従った、再割り当てに係る複数のセル間に亘る協調を示す図。

【図7】 本発明に係る非同期再割り当て方式に従った、サービス提供側セルサイトにおける、補足チャンネルへの初期要求に係るバースト許可制御によって実現され

る処理を示す流れ図。

【図8】 本発明に係る非同期再割り当て方式に従った、サービス提供側セルサイトにおける、補足チャンネルの再割り当てに関する継続要求に係るバースト許可制御によって実現される処理を示す流れ図。

【図9】 本発明の同期再割り当て方式に従った、特定のセルサイトにおけるバースト許可制御によって実現される処理を示す流れ図。

【図10】 本発明に係る同期再割り当て方式に従った、バースト要求マネージャによって実現される処理を示す流れ図。

【図11】 本発明をシミュレートするウェブ状トラフィックを生成する状態マシンを示す図。

【図12】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【図13】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【図14】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【図15】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【図16】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【図17】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【図18】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【図19】 本発明に係るシミュレーション結果を示す図。

【符号の説明】

102 データネットワーク機能

104 移動体交換センター

106 セルサイト

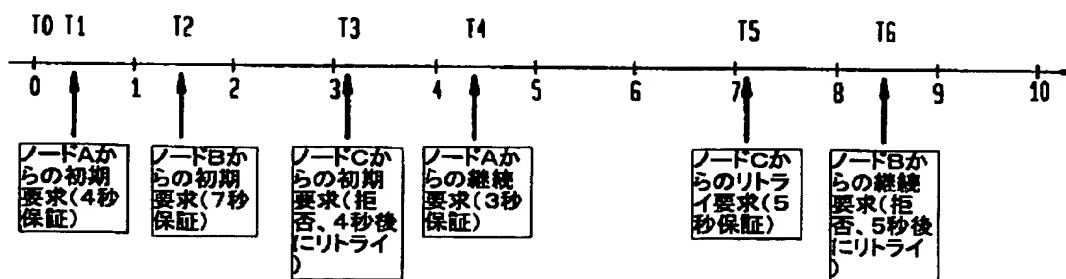
108 移動体局

202 移動体データユーザあるいはIWFにおける移動体データユーザプロキシ

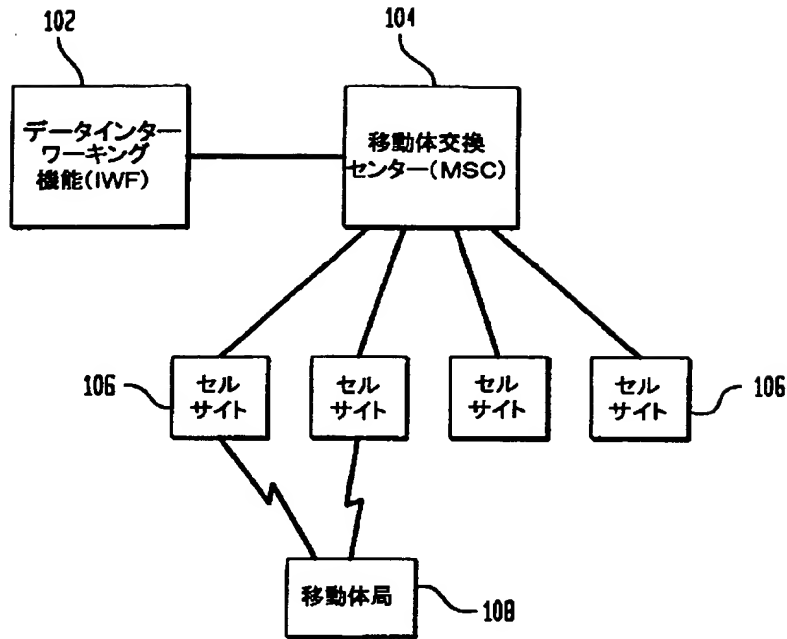
204 (移動体ユーザ毎の) バースト要求マネージャ

206 (セルサイト毎の) バースト許可制御

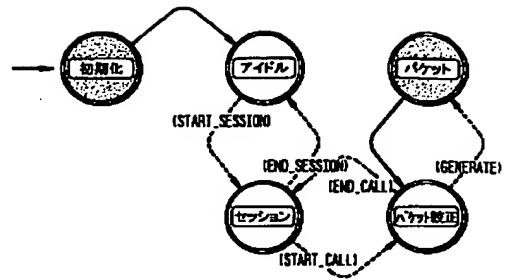
【図3】



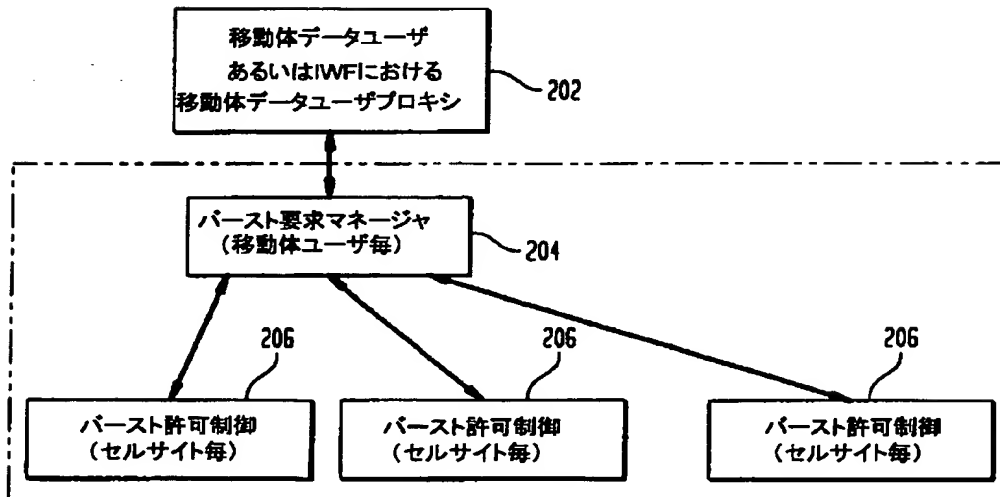
【図 1】



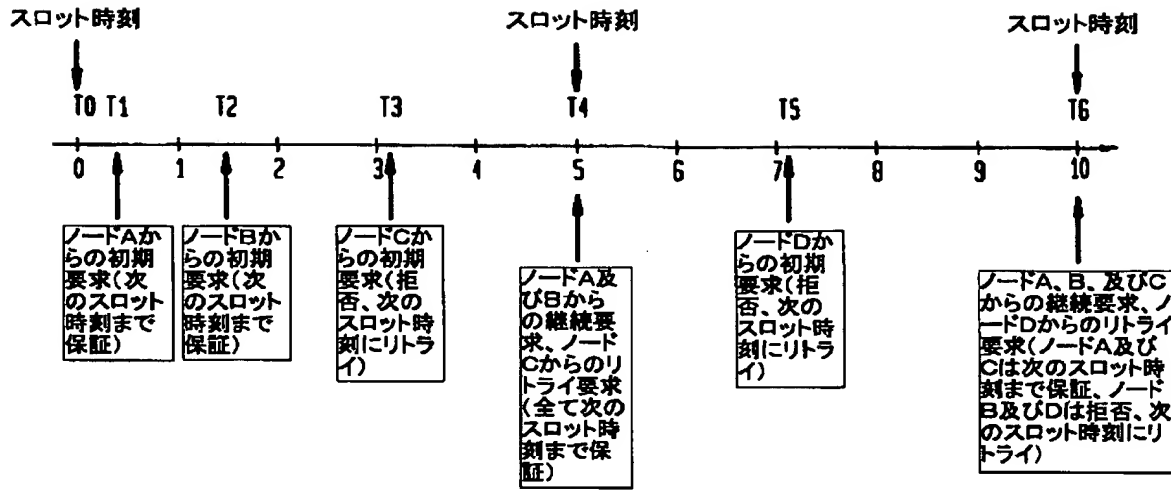
【図 1 1】



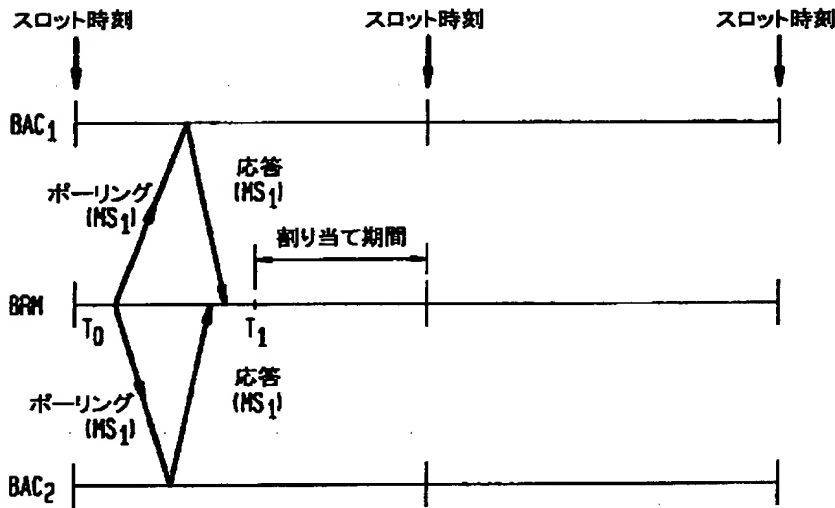
【図 2】



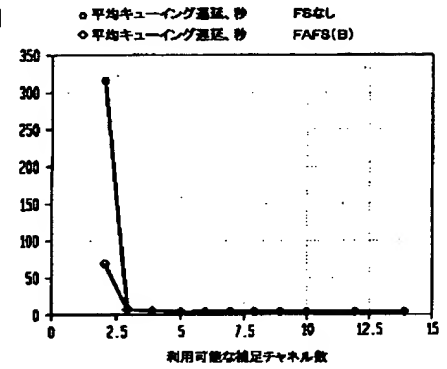
【図 4】



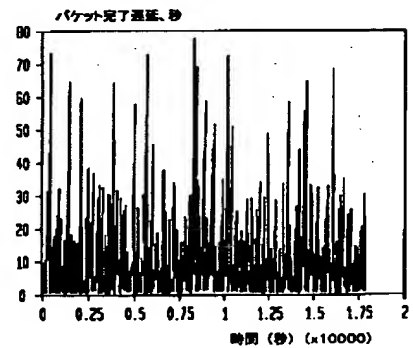
【図 5】



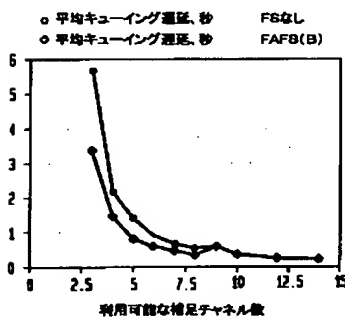
【図 1 2】



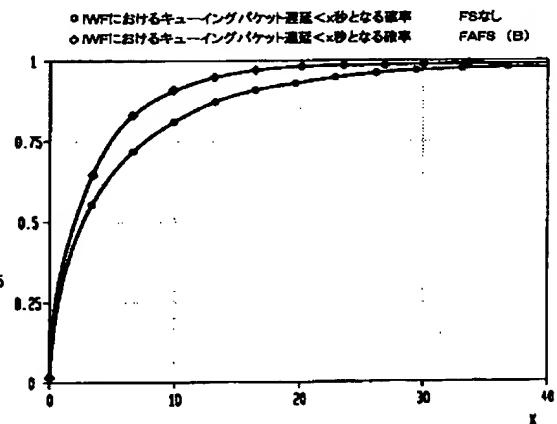
【図 1 5】



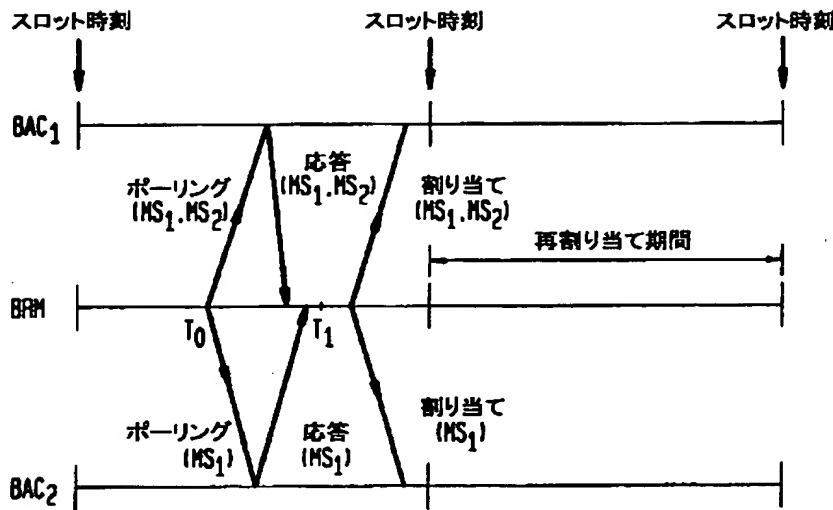
【図 1 3】



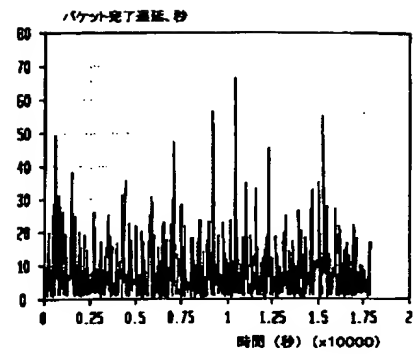
【図 1 4】



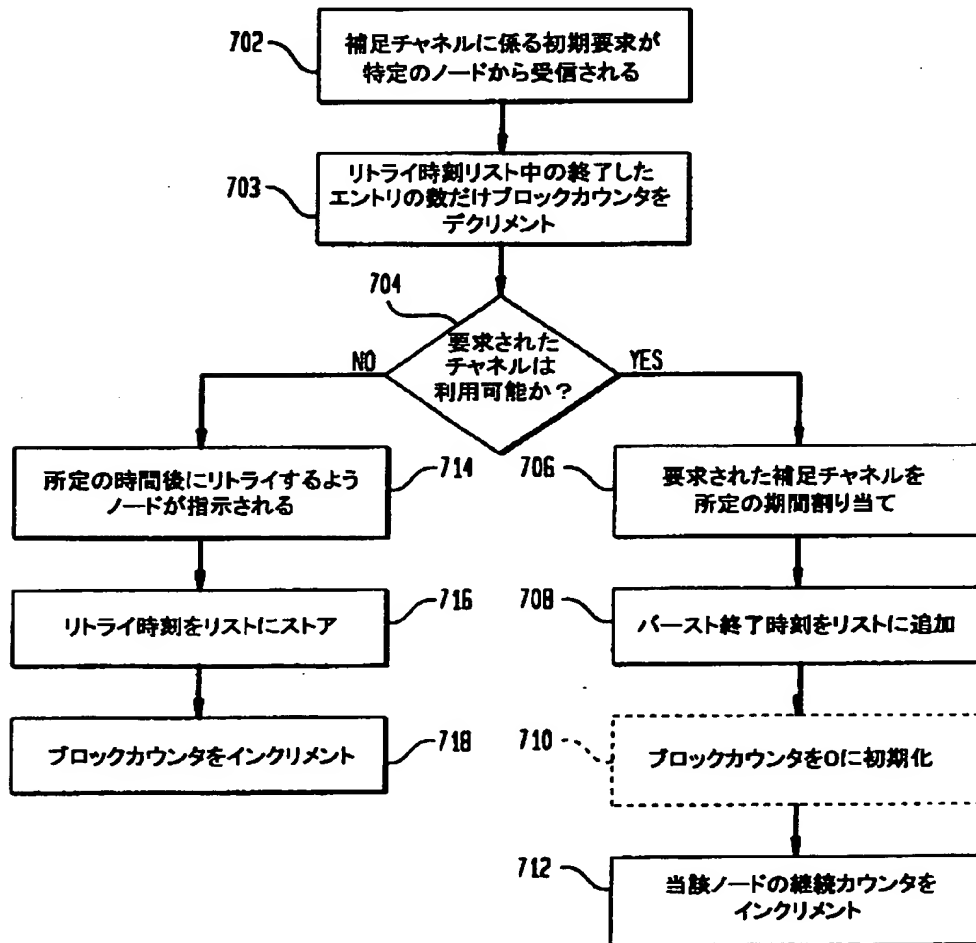
【図 6】



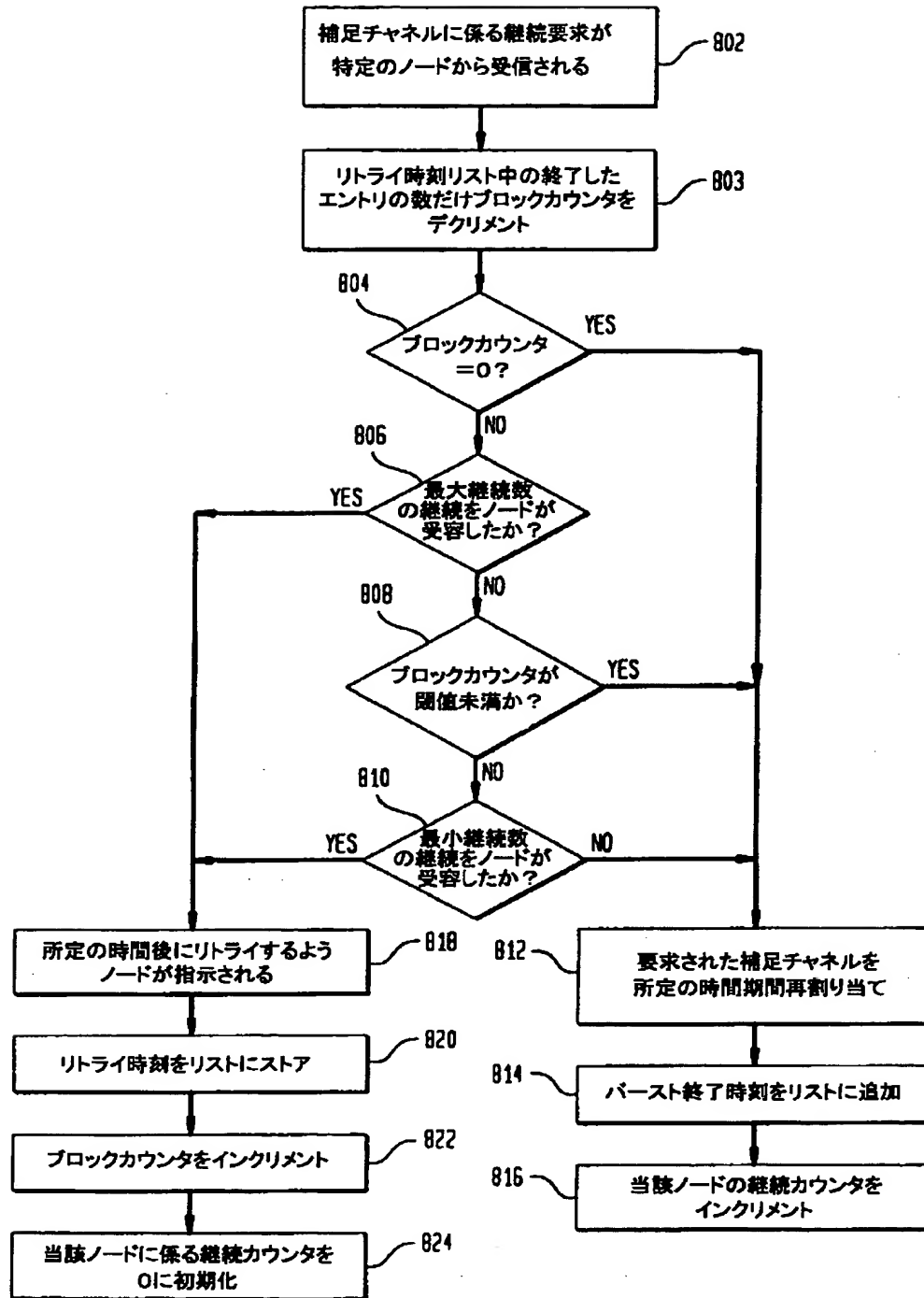
【図 16】



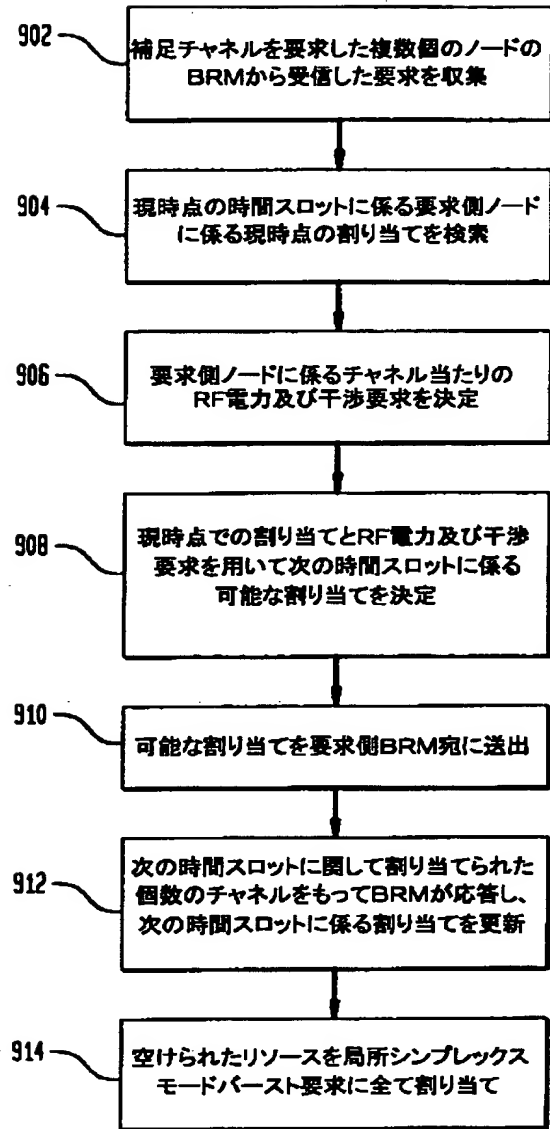
【図 7】



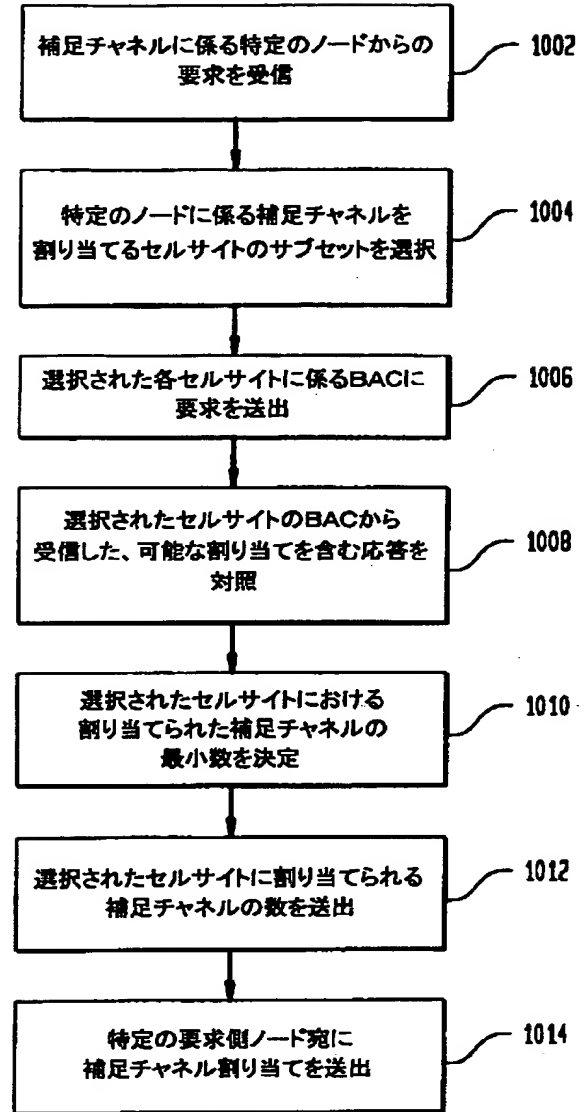
【図8】



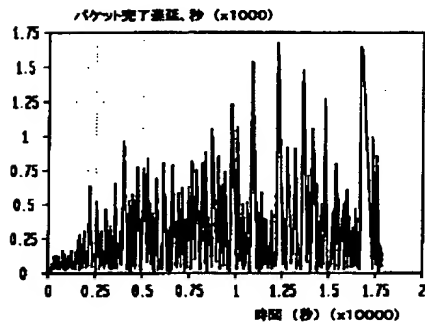
【図 9】



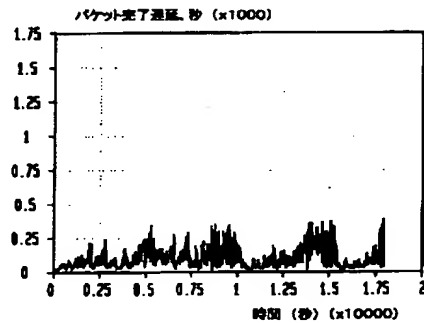
【図 10】



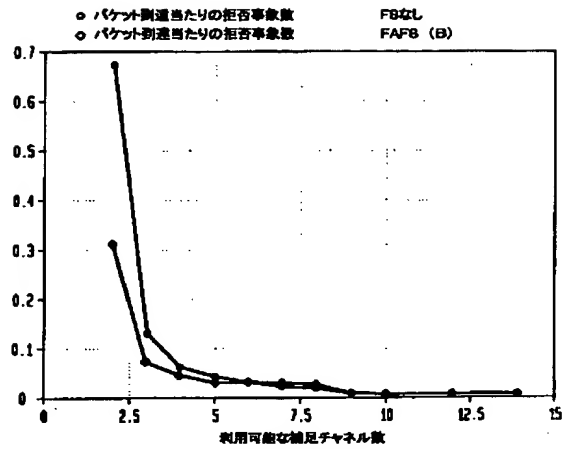
【図 17】



【図 18】



【図 19】



フロントページの続き

(71) 出願人 596077259  
 600 Mountain Avenue,  
 Murray Hill, New Je  
 rsey 07974-0636 U. S. A.

(72) 発明者 サラス クマー  
 アメリカ合衆国, 07724 ニュージャージ  
 ー, イートンタウン, ウェッジウッド サ  
 ークル 68

(72) 発明者 サンジブ ナンダ  
 アメリカ合衆国, 08510 ニュージャージ  
 ー, クラークスバーグ, ロビンズ ロード  
 34

(72) 発明者 スタニスラブ ビテブスキー  
 アメリカ合衆国, 07054 ニュージャージ  
 ー, パーシッパニー, リザーバー ロード  
 124